

日 本 国 特 許 庁
JAPAN PATENT OFFICE



別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office

出 願 年 月 日

Date of Application:

2000年 9月 4日

出 願 番 号

Application Number:

特願2000-271494

出 願 人

Applicant(s):

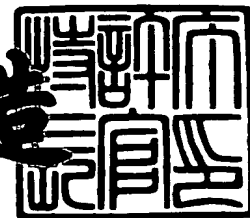
株式会社日立製作所

U.S. Appln. Filed 7-27-01
Inventor: M. Kiyoi et al
Mattingly Stanger & Maler
Docket NIT-285

2001年 7月 2日

特許庁長官
Commissioner,
Japan Patent Office

及 川 耕 造



出証番号 出証特2001-3061662

【書類名】 特許願

【整理番号】 K00009851

【提出日】 平成12年 9月 4日

【あて先】 特許庁長官殿

【国際特許分類】 G06F 11/34

【請求項の数】 4

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県川崎市麻生区王禅寺 1 0 9 9 番地 株式会社日立製作所 システム開発研究所内

【氏名】 清井 雅広

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県川崎市麻生区王禅寺 1 0 9 9 番地 株式会社日立製作所 システム開発研究所内

【氏名】 長須賀 弘文

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県川崎市麻生区王禅寺 1 0 9 9 番地 株式会社日立製作所 システム開発研究所内

【氏名】 市川 正也

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県横浜市戸塚区戸塚町 5 0 3 0 番地 株式会社日立製作所 ソフトウェア開発本部内

【氏名】 大辻 彰

【特許出願人】

【識別番号】 000005108

【氏名又は名称】 株式会社日立製作所

【代理人】

【識別番号】 100075096

【弁理士】

【氏名又は名称】 作田 康夫

【手数料の表示】

【予納台帳番号】 013088

【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】 明細書 1

【物件名】 図面 1

【物件名】 要約書 1

【プルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 計算機システムのダンプ取得方法および装置

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 主記憶装置と補助記憶装置と、仮想記憶の個々の領域が、当該主記憶装置内あるいは当該補助記憶装置内のどの領域に配置されているかの対応が記述されたアドレス変換テーブルを用いて、仮想記憶の展開を可能とする仮想記憶管理を採用した計算機システムのダンプ取得方法において、

上記補助記憶装置は第 1 の補助記憶装置と第 2 の補助記憶装置を用意し、

当該第 1 の補助記憶装置、もしくは当該第 2 の補助記憶装置のいずれか一方を利用して上記計算機システムを稼働させ、

上記計算機システムに障害が発生したことを検知した時に、

上記アドレス変換テーブルの配置先を求め、

当該アドレス変換テーブルに記載された、当該アドレス変換テーブルに対応する仮想記憶の領域の情報が、上記主記憶装置もしくは上記補助記憶装置のどの領域内に格納されているかを求め、

当該仮想記憶の領域の内容が、当該主記憶装置に配置されている場合、当該仮想記憶の領域の内容を、当該主記憶装置から当該補助記憶装置に格納する主記憶差分情報取得処理ステップと、

上記第 1 の補助記憶装置を利用して稼働していた場合には、上記第 2 の補助記憶装置を利用するように切り替え、上記第 2 の補助記憶装置を利用して稼働していた場合には、上記第 1 の補助記憶装置を利用するように切り替える補助記憶切り替え処理ステップと

を有することを特徴とする計算機システムのダンプ取得方法。

【請求項 2】 請求項 1 記載の計算機システムのダンプ取得方法において、

主記憶装置に配置された仮想記憶の領域のうち、当該主記憶装置に配置されたのちに一度以上更新されたことがある領域の内容だけを、当該主記憶装置から当該補助記憶装置に格納する主記憶差分情報取得処理ステップ

を有することを特徴とする計算機システムのダンプ取得方法。

【請求項 3】 請求項 1 記載の計算機システムのダンプ取得方法において、
上記計算機システムに障害が発生したことを検知した時に、
上記主記憶装置内のうち、アドレス変換テーブルによって仮想記憶と対応付け
されていない領域の内容を、上記補助記憶装置内のあらかじめ定めた領域に格納
する処理ステップ
を有することを特徴とする計算機システムのダンプ取得方法。

【請求項 4】 主記憶装置と補助記憶装置と、仮想記憶の個々の領域が、当
該主記憶装置内あるいは当該補助記憶装置内のどの領域に配置されているかの対
応が記述されたアドレス変換テーブルを用いて、仮想記憶の展開を可能とする仮
想記憶管理を採用した計算機システムのダンプ取得装置において、

上記補助記憶装置は第 1 の補助記憶装置と第 2 の補助記憶装置を用意し、
当該第 1 の補助記憶装置、もしくは当該第 2 の補助記憶装置のいずれか一方を
利用して上記計算機システムを稼働させ、

上記計算機システムに障害が発生したことを検知した時に、
上記アドレス変換テーブルの配置先を求め、
当該アドレス変換テーブルに記載された、当該アドレス変換テーブルに対応す
る仮想記憶の領域の情報が、上記主記憶装置もしくは上記補助記憶装置のどの領
域内に格納されているかを求め、

当該仮想記憶の領域の内容が、当該主記憶装置に配置されており、かつ、当該
主記憶装置に配置されたのちに一度以上更新されたことがある場合、当該仮想記
憶の領域の内容を、当該主記憶装置から当該補助記憶装置に格納する手段と、

上記第 1 の補助記憶装置を利用して稼働していた場合には、上記第 2 の補助記
憶装置を利用するように切り替え、上記第 2 の補助記憶装置を利用して稼働して
いた場合には、上記第 1 の補助記憶装置を利用するように切り替える手段と
を有することを特徴とする計算機システムのダンプ取得装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、計算機システムの障害発生時に、障害要因を究明するために必要な

情報を収集するシステムダンプの取得方法に関する。

【 0 0 0 2 】

【従来の技術】

計算機システムを運用中に障害が発生した場合、その原因を究明するために、その時点で計算機システムで利用されていた仮想記憶の内容を取得する必要がある。この情報を、以下ダンプ情報と記述する。

【 0 0 0 3 】

一方、計算機システムで実行する処理量、取り扱うデータ量は、年々増加しつつある。これに対応するため、計算機システムで管理できる仮想記憶や主記憶装置のサイズも拡大している。その結果、障害が発生したときに取得しなければならないダンプ情報の量が増大し、ダンプ情報取得時間が長引く。これにより、障害が発生してから、システムを再立ち上げるまでに要する時間が延びてしまうことが問題となる。

【 0 0 0 4 】

こうしたシステム再立ち上げの遅延を回避する方法として、特開平 7 - 2 3 4 8 0 8 号公報や特開平 1 0 - 3 3 3 9 4 4 号公報がある。

【 0 0 0 5 】

特開平 7 - 2 3 4 8 0 8 号公報では、2 重化された主記憶装置を有する計算機システムのダンプ取得方法を開示している。特開平 7 - 2 3 4 8 0 8 号公報では、システム異常が発生した場合は、片面のメモリ情報をダンプ情報として取得し、もう一方の片面のメモリを利用して、システムの再立ち上げを行うことで、システム再立ち上げの遅延を防止する方法を開示している。

【 0 0 0 6 】

特開平 1 0 - 3 3 3 9 4 4 号公報では、システム再立ち上げるための操作をする前に、まず、再立ち上げ時にオペレーティングシステムの中核部をロードするメモリ域のダンプ採取を行う。その後、使用しようとするメモリ領域がダンプ済みでなければ使用する前にダンプしながらシステムの再立ち上げをするプログラムと、ダンプ済みでない領域を順次ダンプするプログラムとを並行して実行させることで、システム再立ち上げに要する時間の遅延を防止する方法を開示してい

る。

【0007】

【発明が解決しようとする課題】

上述したように、従来の技術では、主記憶装置上の情報をダンプ情報として出力する方法を開示している。しかし、仮想記憶管理を採用した計算機システムでは、システム異常が発生した場合に、補助記憶装置にページアウトされているデータもダンプ情報として取得しなければならない。

【0008】

仮想記憶管理を採用した計算機システムでは、限られた大きさの主記憶装置で大量の処理を同時に実行させるために、仮想記憶の一部を外部記憶装置に出力したり（ページアウト）、その仮想記憶の領域を参照あるいは更新するときに、主記憶装置上に入力する（ページイン）ことがある。上記従来の技術では、こうした主記憶装置上に配置されていないダンプ情報の取得を可能とした上で、システムの再開までに要する時間を短縮する方法を開示してはいない。

【0009】

すなわち、上記従来技術では、計算機システムに障害が発生した時に、仮想記憶全体の情報を取得する必要がある場合は、補助記憶装置にページアウトされている情報をダンプ情報として取得することが完了するまで、計算機システムの再立ち上げをすることができないという課題があった。

【0010】

また、上記従来技術では、ダンプ情報を格納するための外部記憶装置を用意しなければならないという課題があった。

【0011】

本発明の目的は、システムに障害が発生した時に、仮想記憶全体の情報を取得する場合でも、システムを再立ち上げし、業務を再開するまでに要する時間を短縮することにある。また、ダンプ情報を取得するのに必要とする外部記憶装置の数を減らすことにある。

【0012】

【課題を解決するための手段】

上記課題を解決するための代表的な手段は、次の通りである。

【0013】

本明細書記載の計算機システムのダンプ取得方法は、主記憶装置と補助記憶装置と、仮想記憶の個々の領域が、当該主記憶装置内あるいは当該補助記憶装置内のどの領域に配置されているかの対応が記述されたアドレス変換テーブルを用いて、仮想記憶の展開を可能とする仮想記憶管理を採用した計算機システムにおいて、上記補助記憶装置は第1の補助記憶装置と第2の補助記憶装置を用意し、当該第1の補助記憶装置、もしくは当該第2の補助記憶装置のいずれか一方を利用して上記計算機システムを稼働させる。

【0014】

更に、上記計算機システムに障害が発生したことを検知した時に、上記アドレス変換テーブルの配置先を求め、当該アドレス変換テーブルに記載された、当該アドレス変換テーブルに対応する仮想記憶の領域の情報が、上記主記憶装置もしくは上記補助記憶装置のどの領域内に格納されているかを求め、当該仮想記憶の領域の内容が、当該主記憶装置に配置されている場合、当該仮想記憶の領域の内容を、当該主記憶装置から当該補助記憶装置に格納する。

【0015】

更に、上記第1の補助記憶装置を利用して稼働していた場合には、上記第2の補助記憶装置を利用するように切り替え、上記第2の補助記憶装置を利用して稼働していた場合には、上記第1の補助記憶装置を利用するように切り替える。

【0016】

【発明の実施の形態】

以下、本発明の実施の形態を、図を用いて詳細に説明する。

【0017】

まず、図1から図7を用いて、第1の実施の形態を説明する。

【0018】

図1は、本発明の実施の形態を示す計算機システムの構成である。100は計

算機である。計算機（１００）の中には、ＣＰＵ（２００）と主記憶装置（３００）がある。更に計算機（１００）の中には、仮想記憶（４００）が含まれるが、のちほど説明するように、この仮想記憶（４００）の内容は、主記憶装置（３００）あるいは補助記憶装置（７００）に存在する。

【００１９】

ＣＰＵ（２００）には、アドレス変換テーブルの先頭の実アドレスなどの各種制御情報を保持するための制御レジスタや、演算時に利用する汎用レジスタといった各種レジスタ（５００）が構成要素として含まれている。

【００２０】

６００から７００は、外部記憶装置群である。

【００２１】

６１０は定義ファイルである。この定義ファイルには、計算機システムを運用する時に、オペレーティングシステム等が必要とするパラメタが格納されている。本発明の実施の形態に関連するパラメタとしては、補助記憶装置として利用する外部記憶装置（７００、７１０、７２０）の識別子や、通常システム運用時に、補助記憶装置として利用する外部記憶装置の識別子（７１０）がある。

【００２２】

７００は、補助記憶装置として定義された外部記憶装置である。本実施の形態では、正（７１０）と副（７２０）とが用意されている。上記定義ファイル（６００）には、７００が補助記憶装置で、７１０が通常運用時に利用する正の補助記憶装置で、７２０が代替用の副の補助記憶装置であることが定義されている。

更に、補助記憶装置（７１０、７２０）は、それぞれページング利用エリア（７１１、７２１）と、変換テーブル退避エリア（７１２、７２２）から構成されている。それぞれのエリアの利用目的については、以下の説明の中で詳しく述べる。

【００２３】

次に、主記憶装置（３００）上にあらかじめ配置する各種の処理プログラムと情報について説明する。

【 0 0 2 4 】

8 0 0 は、アドレス変換テーブルである。本アドレス変換テーブル（8 0 0）については、のちほど図 2 を用いて詳しく説明する。

【 0 0 2 5 】

9 0 0 は、構成情報である。構成情報（9 0 0）には、現時点で補助記憶装置として利用している外部記憶装置（7 1 0）の識別子が格納される。

【 0 0 2 6 】

1 0 0 0 は、補助記憶利用処理部である。補助記憶利用処理部（1 0 0 0）は、構成情報（9 0 0）から、現在、補助記憶装置として利用している外部記憶装置（7 1 0）の識別子を得ながら、7 1 0 を利用したページング処理を行っている。ページング処理とは、主記憶装置（3 0 0）上の利用率が高くなった時に、最近、利用していない領域を補助記憶装置（7 1 0）内のページング利用エリア（7 1 1）へ出力したり、アクセスしようとした仮想記憶（4 0 0）上の領域が、外部記憶装置（7 1 0）内のページング利用エリア（7 1 1）に出力されている場合に、その仮想記憶（4 0 0）上の領域を、主記憶装置（3 0 0）上に入力することをいう。

【 0 0 2 7 】

1 1 0 0 は、主記憶差分情報取得処理部である。主記憶差分情報取得処理部（1 1 0 0）は、レジスタ（5 0 0）の内容、およびアドレス変換テーブル（8 0 0）の内容を入力情報として、これらの情報から、システムに異常が発生した時に、主記憶装置（3 0 0）を利用していた仮想記憶（4 0 0）のうち、主記憶を割り当てられてから更新されたことのある領域のページアウト処理を、補助記憶利用処理部（1 0 0 0）に要求する。

【 0 0 2 8 】

要求を受けた補助記憶利用処理部（1 0 0 0）は、通常のシステム運用時におけるページング処理と同様にして、要求された仮想記憶（4 0 0）の領域をページアウト、すなわち補助記憶装置（7 1 0）内のページング利用エリア（7 1 1）に出力する。

【0029】

主記憶差分情報取得処理部（1100）は、主記憶装置（300）を利用していた仮想領域（400）のページアウト処理が完了したのち、アドレス変換テーブル（800）を、補助記憶装置（710）内の変換テーブル退避エリア（712）に出力する。

【0030】

これらの処理を完了したのち、計算機システムは切り替え処理部（1200）を実行する。切り替え処理部（1200）は、構成情報（900）から、現在、補助記憶装置として利用している外部記憶装置（710）の識別子を求める。さらに、定義ファイル（600）からは、この計算機システムが補助記憶装置として定義している外部記憶装置（700、710、720）の識別子を求める。求めた結果から、再び計算機システムを立ち上げる時に、構成情報（900）の内容を、副の補助記憶装置として定義されている720の識別子に定義し直す。これにより、システムを再び立ち上げる時に、異常発生時の仮想記憶（400）の内容が格納された補助記憶装置である710が利用されないようにする。

【0031】

次に、図2を用いて、仮想アドレスから実アドレスの求め方と、仮想記憶と主記憶の関係について説明する。

【0032】

400は仮想記憶である。仮想記憶（400）は、一定長のサイズ単位に区切られている。この区切られた単位をページと呼ぶ。本実施の形態における仮想記憶（400）は、 $n+1$ ページから構成されている。そして、先頭が0ページ、最終が n ページと呼ばれる。

【0033】

仮想記憶（400）の領域は、ページ単位に、主記憶装置（300）もしくは補助記憶装置（710）に配置される。仮想記憶（400）の各ページが、主記憶装置（300）もしくは、補助記憶装置（710）のどの領域に配置されているかを管理するのが、アドレス変換テーブル（800）である。アドレス変換テーブル（800）は、主記憶装置（300）上の連続域に配置されている。

そして、アドレス変換テーブル（８００）は、仮想記憶（４００）の各ページに対応してエントリが用意されている。すなわち、アドレス変換テーブル（８００）は、 $n+1$ 個のエントリから構成されている。そして、仮想記憶（４００）の各ページの順番と、アドレス変換テーブル（８００）の各エントリの順番とが対応している。たとえば、仮想記憶（４００）の m ページ目に対応するアドレス変換テーブル（８００）のエントリは、 m 番目のエントリである。アドレス変換テーブルの先頭の実アドレスは、制御レジスタ（５１０）に格納されている。

【 0 0 3 4 】

主記憶装置（３００）も同様に、一定長のサイズ単位に区切られている。この区切られた単位もまた、上記仮想記憶（４００）の単位と同じくページと呼び、サイズは仮想記憶（４００）のページと同一である。本実施の形態の主記憶装置（３００）は、 $q+1$ ページから構成され、先頭ページを 0 ページ、最終ページを q ページと呼ぶ。

【 0 0 3 5 】

このように、仮想記憶（４００）と主記憶装置（３００）のページサイズを同一にすることで、アドレス変換テーブル（８００）により、仮想記憶（４００）のページと主記憶装置（３００）のページとを対応づけることができる。図 2 では、仮想記憶（４００）の m ページ目が、主記憶装置（３００）の $p+1$ ページ目にマッピングされていることを示している。

【 0 0 3 6 】

次に、図 3 を用いて、アドレス変換テーブル（８００）のエントリの内容について説明する。

【 0 0 3 7 】

アドレス変換テーブル（８００）の各エントリの構造はすべて同一である。図 3 は、アドレス変換テーブルに属する 1 つのエントリ（８１０）の構造を示している。アドレス変換テーブルエントリ（８１０）は、更に、無効ビット（８１１）、実アドレス格納域（８１２）、補助記憶ページアウト先アドレス格納域（８１３）から構成される。

【 0 0 3 8 】

実アドレス格納域（ 8 1 2 ）には、当該エントリに対応する仮想記憶（ 4 0 0 ）上のページが配置されている主記憶装置（ 3 0 0 ）上のページ番号が格納されている。なお、実アドレス格納域（ 8 1 2 ）が有効であるか否かを指示するのが、無効ビット（ 8 1 1 ）である。

【 0 0 3 9 】

無効ビット（ 8 1 1 ）がオンのとき、実アドレス格納域（ 8 1 2 ）の内容は無効であることを示す。すなわち、当該エントリに対応する仮想ページは、利用されていないか、もしくは、補助記憶装置（ 7 1 0 ）にページアウトされている。補助記憶装置（ 7 1 0 ）にページアウトされている場合は、補助記憶ページアウト先アドレス格納域（ 8 1 3 ）に、そのページアウト先アドレスが格納される。

一方、無効ビット（ 8 1 1 ）がオフのとき、実アドレス格納域（ 8 1 2 ）の内容が有効であることを示す。すなわち、当該エントリに対応する仮想記憶（ 4 0 0 ）上のページは、実アドレス格納域（ 8 1 2 ）が示す主記憶装置（ 3 0 0 ）上のページに配置されていることを示している。

【 0 0 4 0 】

主記憶情報取得処理（ 1 1 0 0 ）及び補助記憶利用処理（ 1 0 0 0 ）により、補助記憶装置（ 7 1 0 ）に出力されたページング利用エリア（ 7 1 1 ）及び変換テーブル退避エリア（ 7 1 2 ）の内容が、システムに異常が発生したときのダンプ情報となる。

【 0 0 4 1 】

図 4 における 1 3 0 0 は、仮想記憶情報取得処理部である。仮想記憶情報取得部（ 1 3 0 0 ）は、ページング利用エリア（ 7 1 1 ）及び変換テーブル退避エリア（ 7 1 2 ）の内容をダンプ情報として入力する。すなわち、変換テーブル退避エリア（ 7 1 2 ）に格納されたアドレス変換テーブル（ 8 0 0 ）の内容を取得し、その内容をもとに、各仮想アドレスの領域が格納されている領域をページング利用エリア（ 7 1 1 ）から特定し、異常発生時の仮想記憶の内容を再構築する。仮想記憶管理情報取得処理部（ 1 3 0 0 ）と主記憶差分情報取得処理（ 1 1 0 0 ）は、同一の計算機システム上で実施されてもよいし、また、別の計算機システ

ム上で実行されてもよい。

【0042】

次に、図5を用いて、計算機システムに異常が発生した時に、ダンプ情報を採取し、システムの再立ち上げをするまでの処理の流れを説明する。なお、図5は仮想記憶取得処理（1300）を、他の計算機システム上で実行させた場合の例である。ステップ5100において、補助記憶利用処理部（1000）を用いた計算機システムの運用を行っている。ここで、システムに異常が発生すると、主記憶差分情報取得部（1100）が動作（ステップ5200）する。

【0043】

主記憶差分情報取得部（1100）は、仮想記憶（400）のうち、主記憶装置（300）内のページを割り当てられたあとに更新されたことのある領域だけを抽出し、主記憶（300）からのページアウト処理を行い、更に、アドレス変換テーブル（800）を補助記憶装置（710）に出力する。これらの情報は、それ以前に補助記憶装置（710）にページアウトされていた領域と合わせ、ダンプ情報として利用される。

【0044】

主記憶差分情報取得部（1100）の実行完了後、切り替え処理部（1200）が動作（ステップ5300）し、構成情報（900）に登録されていた補助記憶装置として利用する外部記憶装置（710）の識別子を、720に切り替える。これにより、710は利用されなくなるため、これ以降、ダンプ情報として参照することが可能になる。そこで、ステップ5400では、計算機システムの再立ち上げ処理を開始する。それと並行し、他の計算機システムにおいて、710に格納されている情報をダンプ情報とみなして、仮想記憶の内容を取得する仮想記憶情報取得処理部（1300）を動作（ステップ5500）させる。

【0045】

以上示した通り、計算機システムの再立ち上げ処理と、仮想記憶（400）のページングデータをダンプ情報として利用した、異常発生時の仮想記憶取得処理とを並行して実行させることができるので、システム再立ち上げ完了までに要する時間を短縮できる。

【 0 0 4 6 】

図 6 は、主記憶差分情報取得処理部（ 1 1 0 0 ）の処理フローチャートである。

【 0 0 4 7 】

まず、レジスタ（ 5 0 0 ）の内容を元に、主記憶装置（ 3 0 0 ）上にあるアドレス変換テーブル（ 8 0 0 ）の起点の実アドレスを取得（ステップ 6 1 0 0 ）する。

【 0 0 4 8 】

次に、操作対象を先頭の仮想ページにセット（ステップ 6 2 0 0 ）する。すなわち、操作対象をアドレス変換テーブル（ 8 0 0 ）の最初のエントリとする。

【 0 0 4 9 】

次に、エントリ内の無効ビット（ 8 1 0 ）の内容を判定（ステップ 6 3 0 0 ）する。同ビットがオンであれば、対象仮想ページは既にページアウトされているか、未使用状態である。このような仮想ページに対しては、既にページアウトされている情報をダンプ情報として利用できるため、以後の処理を行わず、次のエントリに移動する。

【 0 0 5 0 】

無効ビット（ 8 1 0 ）がオフであれば、対象仮想ページは主記憶装置（ 3 0 0 ）を利用中である。この場合、引き続き、同対象仮想ページが、主記憶を割り当てられたあとに更新されたかどうかを判定（ステップ 6 4 0 0 ）する。計算機システムは、あらかじめ主記憶装置上のページごとの更新状態を取得する機械語命令を実行する手段を備えていることを前提とし、同命令を実行することで、ステップ 6 4 0 0 の判定を実行できる。対象仮想ページが更新されておらず、かつ、同仮想ページがそれ以前にページアウトされたことがあるならば、ページング利用エリア（ 7 1 1 ）内の情報を、ダンプ情報として利用できる。

【 0 0 5 1 】

ステップ 6 4 0 0 の判定において、対象仮想ページが更新されていた場合、同仮想ページを補助記憶装置（ 7 1 0 ）にページアウト（ステップ 6 5 0 0 ）する。ページアウト処理は、具体的には、補助記憶利用処理部（ 1 0 0 0 ）に要求す

る。

【0052】

ページアウトされた仮想ページについては、それに対応するアドレス変換テーブルエントリの補助記憶装置ページアウト先アドレス（813）に、ページアウトされた場所が格納される。

【0053】

ステップ6600では、操作対象が最終ページかどうかをチェックする。すなわち、現在操作対象としているエントリが、アドレス変換テーブル（800）の最終エントリであれば、操作対象が最終ページと判断する。操作対象が最終エントリでない場合は、次の仮想ページを操作対象にセット（ステップ6700）したのち、ステップ6300に戻る。最終エントリである場合は、ステップ6700に進む。

【0054】

すべての仮想ページに対して、上記の処理を行ったのち、アドレス変換テーブル（800）を、補助記憶装置（710）内の変換テーブル退避エリア（712）に出力（ステップ6800）する。この情報は、ページアウトされた情報から、仮想記憶の内容を取得する際に利用される。

【0055】

図7は、仮想記憶取得処理部（1300）の処理フローチャートである。仮想記憶取得処理部（1300）は、システムに異常が発生したときに利用していた補助記憶装置（710）を、入力情報とする。補助記憶装置（710）は、ページング利用エリア（711）と、変換テーブル退避エリア（712）に、補助記憶の情報が格納されている。

【0056】

最初に、変換テーブル退避エリア（712）から、アドレス変換テーブル（800）の内容を取得（ステップ7100）する。次に、同アドレス変換テーブル（800）の先頭エントリを、操作対象にセット（ステップ7200）する。

【0057】

次に、アドレス変換テーブル（800）エントリ内の補助記憶装置ページアウト

ト先アドレス（８１３）が０か否か判定（ステップ７３００）する。同ページアウト先アドレス（８１３）が０であれば、システムに異常が発生したとき、対象仮想ページは未使用状態であったことを示すため、仮想記憶の内容を取得する必要はない。

【００５８】

補助記憶装置ページアウト先アドレス（８１３）が０でない場合、そこに格納されたアドレスの内容を、ページング利用エリア（７１１）より取得し、これを対象仮想ページの内容としてセット（ステップ７４００）する。

【００５９】

以上の処理を終えたのち、ステップ７５００で、操作対象が最終ページかどうかをチェックする。操作対象が最終エントリでない場合は、次の仮想ページを操作対象にセット（ステップ７６００）したのち、ステップ７３００に戻る。最終エントリであった場合は、仮想記憶情報取得処理（１３００）の動作を終了する。

【００６０】

なお、本実施の形態では、主記憶差分情報取得処理部（１１１００）が、アドレス変換テーブル（８００）の内容を変換テーブル退避エリア（７１２）に出力するが、これに変えて、上記アドレス変換テーブル（８００）を含む仮想ページをページング利用エリア（７１１）に出力し、同ページを出力した補助記憶装置内のアドレスを、変換テーブル退避エリア（７１２）に格納してもよい。その場合は、仮想記憶取得処理部（１３００）は、変換テーブル退避エリア（７１２）の内容が示すアドレスに格納されている内容を入力情報として、アドレス変換テーブル（８００）の内容を取得する。

【００６１】

次に、図８から図１０を用いて、第２の実施の形態を説明する。第１の実施の形態では、計算機システム内に存在する仮想記憶（４００）は一つだった。これに対し、本第２の実施の形態では、計算機システム内に複数の仮想記憶が存在する場合の、ダンプ情報取得方法を示す。

【 0 0 6 2 】

図 8 は、第 2 の実施の形態の計算機システムの構成図である。図 8 において、4 1 0 は仮想記憶セットである。仮想記憶は、計算機システムで実行する仮想空間ごとに存在しており、図 8 は計算機システムに三つの仮想空間すなわち仮想記憶が存在している。

【 0 0 6 3 】

8 2 0 は、アドレス変換テーブルセットである。アドレス変換テーブルセットは、各仮想空間に対応したアドレス変換テーブルから構成されている。

【 0 0 6 4 】

1 4 0 0 は、仮想空間管理テーブルセットである。仮想空間管理テーブルセット (1 4 0 0) は、各仮想空間に対応した仮想空間管理テーブルから構成されている。

【 0 0 6 5 】

1 5 0 0 は、空間管理テーブル先頭アドレスである。空間管理テーブル先頭アドレス (1 5 0 0) の内容は、主記憶装置 (3 0 0) 内でチェーンされた仮想空間管理テーブルのうちの先頭アドレスを示している。

【 0 0 6 6 】

1 6 0 0 は、複数仮想空間情報取得処理部である。図 5 で示した第 1 の実施の形態の再立ち上げ手順では、システムに異常が発生したとき、主記憶差分情報取得処理部 (1 1 0 0) を実行していたが、本第 2 の実施の形態では、これに替わって複数仮想空間情報取得処理部 (1 6 0 0) を実行する。

【 0 0 6 7 】

それ以外の構成は、図 1 で示した第 1 の実施の形態と同様であり、図 8 では記載を省略する。

【 0 0 6 8 】

図 9 は、仮想空間管理テーブル (1 4 1 0) の構成を示す。仮想空間管理テーブル (1 4 1 0) は、各仮想空間が計算機システムを利用するために必要な制御情報を持つ。1 4 1 1 は次エントリアドレスであり、主記憶装置 (3 0 0) 内でチェーンされた次の仮想空間管理テーブルのアドレス情報を格納する。ただし、

チェーン最終のテーブルは、次エントリアドレス（１４１１）の内容はヌルである。仮想１４１２はアドレス変換テーブル実アドレスであり、本仮想空間管理テーブル（１４１０）に対応した仮想空間の、アドレス変換テーブル（８００）実アドレス情報を格納する。

【００６９】

図１０は、複数仮想空間情報取得処理部（１６００）の処理フローチャートである。まず、空間管理テーブル先頭アドレス（１５００）の内容を取得（ステップ１０１００）する。このアドレスが示す仮想空間管理テーブル（１４１０）を、最初の操作対象としてセット（ステップ１０２００）する。

【００７０】

次に、操作対象の仮想空間管理テーブル（１４１０）内のアドレス変換テーブル実アドレス（１４１２）の内容を、レジスタ（５００）にセット（１０３００）する。この状態で、主記憶差分情報取得処理部（１１００）を実行（ステップ１０４００）する。主記憶差分情報取得部（１１００）の処理内容は、図６で示した第１の実施の形態と同一である。

【００７１】

ステップ１０３００で、レジスタ（５００）には先頭の仮想空間に対応するアドレス変換テーブル（８００）の実アドレスがセットされているため、ここまでの処理で、まず最初の仮想空間のダンプ情報が取得される。

【００７２】

次に、操作対象が最終の仮想空間かどうか判定（ステップ１０５００）する。同判定処理は、処理対象の仮想空間管理テーブル（１４１０）内の次エントリアドレス（１４１１）の内容がヌルかどうかを判定することで実現される。

【００７３】

操作対象が最終仮想空間の場合は、処理を終了する。そうでない場合は、仮想空間管理テーブル（１４１０）内の次エントリアドレス（１４１１）が示す仮想空間管理テーブルを操作対象にセット（ステップ１０６００）したのち、ステップ１０３００に戻る。

【0074】

以上の処理により、計算機システム内に複数の仮想記憶が存在する場合も、ダンプ情報を取得することができる。

【0075】

次に、図11を用いて、第3の実施の形態を説明する。本第3の実施の形態では、変換テーブル退避エリア(712、722)の代わりに、ページング利用エリア(711、721)内のあらかじめ定めた特定の場所に、変換テーブル格納先(713、723)を設ける。

【0076】

補助記憶利用処理部(1000)は、アドレス変換テーブル(800)に対するページアウト要求が発生したときには、その格納場所として、変換テーブル格納先(713、723)を利用する。

【0077】

また、主記憶差分情報取得部(1100)は、図6で示した第1の実施の形態における処理フローチャートのうち、ステップ6800で示したアドレス変換テーブル(800)の変換テーブル退避エリア(712)への格納は実行しない。それ以外の処理内容は、図6で示したステップと同一である。

【0078】

また、仮想記憶情報取得処理部(1300)は、図7で示した第1の実施の形態における処理フローチャートのうち、ステップ7100で示した処理の代わりに、上記ページング利用エリア(711)内の変換テーブル格納先(713)の内容を入力して、システム異常発生時のアドレス変換テーブル(800)の内容を取得する。

【0079】

なお、上記変換テーブル格納先(713)に格納するのは、アドレス変換テーブル(800)のすべての内容ではなく、アドレス変換テーブル(800)自身を含む仮想ページを管理するアドレス変換テーブルの一部の内容でも良い。

【0080】

次に、図12及び図13を用いて、第4の実施の形態を説明する。図12は、

本実施の形態の計算機システムの構成図である。本実施の形態における計算機システムでは、主記憶装置（300）は、アドレス変換有効領域（310）とアドレス変換無効領域（320）とに分割される。

【0081】

アドレス変換無効領域（320）は、処理の高速化や、重要なプログラムの保護強化を目的に、アドレス変換テーブルを用いたアクセスを行わず、実アドレスを直接指定してしかアクセスできない領域である。それ以外の、アドレス変換テーブルを用いて仮想記憶に割り当てた領域が、アドレス変換有効領域（310）である。

【0082】

このうち、アドレス変換無効領域（320）は、これまで示した実施の形態では、補助記憶装置（710）に出力されない。そこで、本第4の実施の形態では、補助記憶装置（710、720）内のあらかじめ定めた所定のエリアに、アドレス変換無効領域退避エリア（714、724）を備える。

【0083】

また、主記憶差分情報取得処理部（1100）は、図6で示した第1の実施の形態と同様の手順で処理を行ったのち、アドレス変換無効領域（320）の内容を順に、アドレス変換無効領域退避エリア（714、724）に出力する。

【0084】

図13は、第4の実施の形態において、異常発生時に補助記憶装置（710）に格納した内容を入力情報として、仮想記憶及びアドレス変換無効領域の内容を取得する計算機システムの構成図である。図13において、1700はアドレス変換無効領域処理部である。アドレス変換無効領域処理部（1700）は、アドレス変換無効領域退避エリア（714）の内容を順に読み出し、その内容を出力する。

【0085】

なお、図13における仮想記憶情報取得処理部（1300）の処理内容は、図7で示した第1の実施の形態における処理内容と同一とする。

【 0 0 8 6 】

以上、示した第 1 の実施の形態から第 4 の実施の形態では、補助記憶装置（700）が正と副に二重化されたうえで、異常発生時にそれらの切り替えることで、システム再立ち上げ時間を短縮している。ただし、補助記憶装置（700）が二重化されていない計算機システムにおいても、これらの実施の形態で示した方法を用いれば、主記憶装置（300）のすべての領域をダンプ情報として出力せずに済むため、ダンプ情報取得時間を短縮できるという効果がある。

【 0 0 8 7 】

【発明の効果】

本発明によれば、仮想記憶管理を用いた計算機システムにおいて、ページングで利用していた補助記憶装置の内容を利用することで、システムに異常が発生したときの補助記憶装置の内容の一部のみを出力することでダンプ情報を取得できるため、計算機システムの再立ち上げをし、業務を再開するまでの時間を短縮する。

【 0 0 8 8 】

更に、ダンプ情報を取得するために特別な外部記憶装置を設ける必要がないため、計算機資源の効率化を図れるという効果もある。

【図面の簡単な説明】

【図 1】

本発明の実施の形態を示す計算機システムの構成図。

【図 2】

仮想アドレスから実アドレスの求め方と仮想記憶と主記憶の関係の説明図。

【図 3】

アドレス変換テーブルエントリの構造図。

【図 4】

仮想記憶情報取得処理部の説明図。

【図 5】

再立ち上げ処理手順のフローチャート。

【図 6】

主記憶差分情報取得処理部のフローチャート。

【図 7】

仮想記憶情報取得処理部のフローチャート。

【図 8】

第 2 の実施の形態を示す計算機システムの構成図。

【図 9】

仮想空間管理テーブルの構造図。

【図 1 0】

複数仮想空間情報取得処理部のフローチャート。

【図 1 1】

第 3 の実施の形態を示す計算機システムの構成図。

【図 1 2】

第 4 の実施の形態を示す計算機システムの構成図。

【図 1 3】

第 4 の実施の形態のダンプ情報取得の説明図。

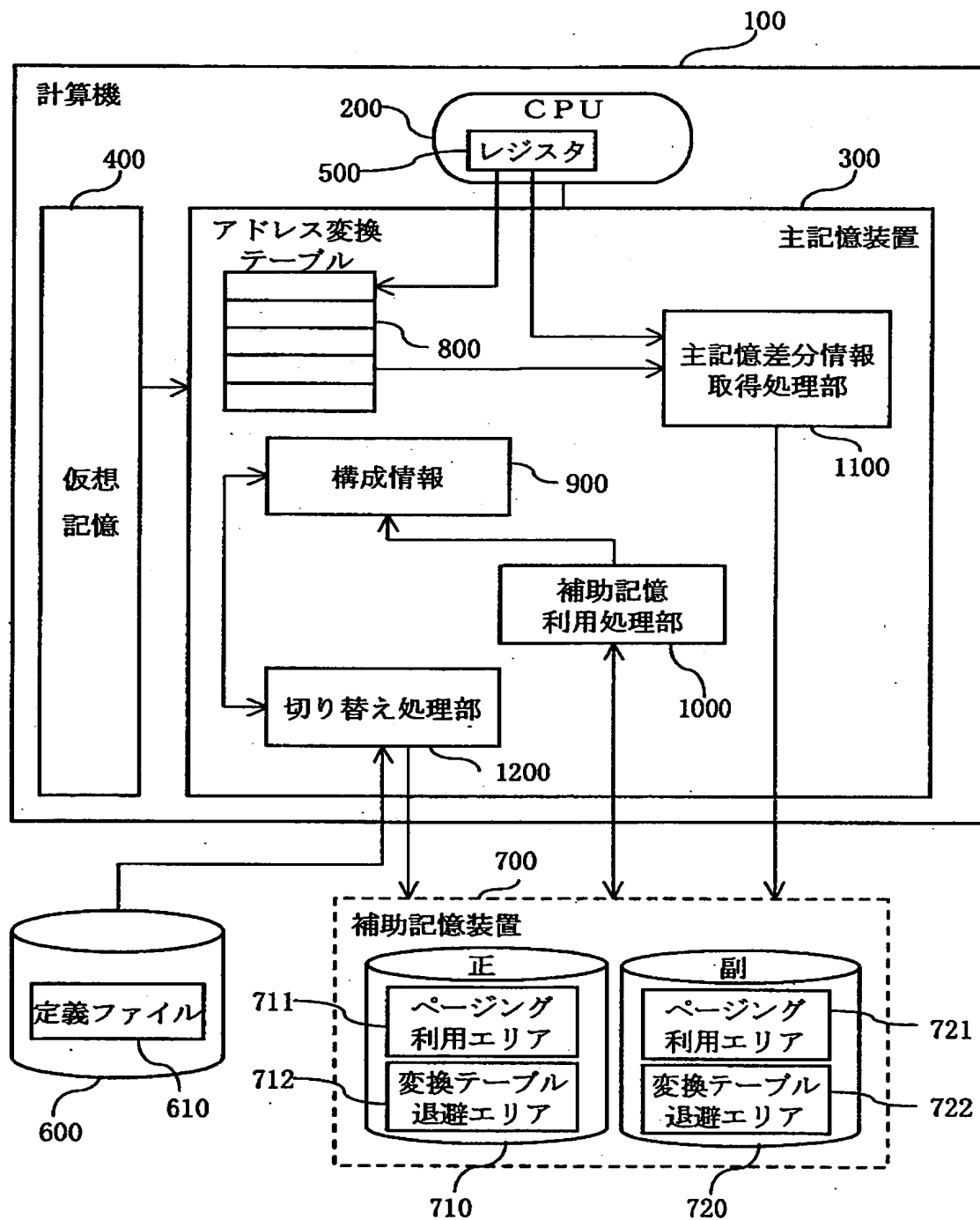
【符号の説明】

1 0 0 … 計算機、2 0 0 … CPU、3 0 0 … 主記憶装置、4 0 0 … 仮想記憶、
5 0 0 … レジスタ、6 0 0 … 定義ファイル、7 0 0 … 補助記憶装置、8 0 0 … ア
ドレス変換テーブル、9 0 0 … 構成情報、1 0 0 0 … 補助記憶利用処理部、1 1
0 0 … 主記憶差分情報取得処理部、1 2 0 0 … 切り替え処理部。

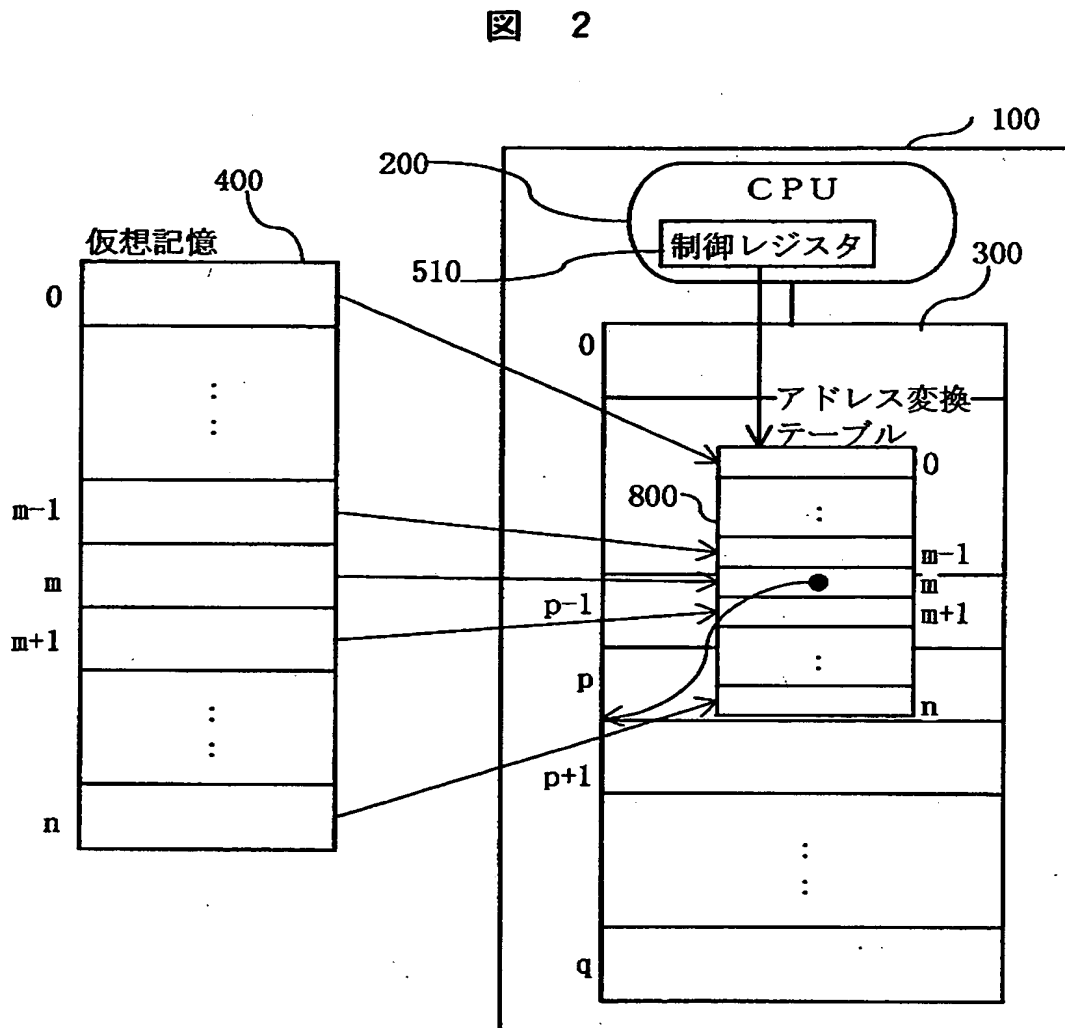
【書類名】 図面

【図 1】

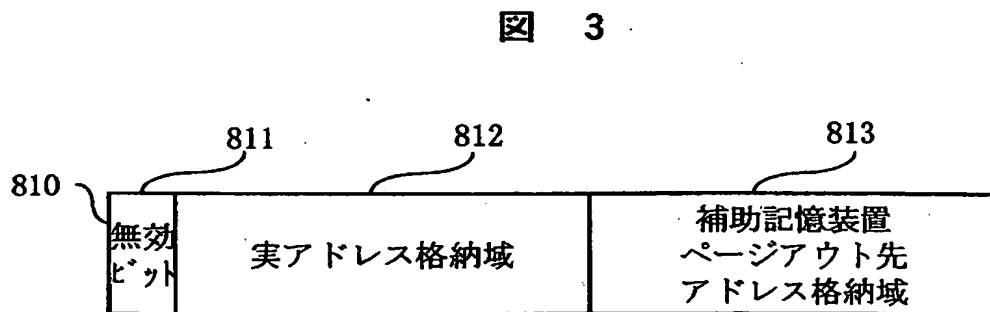
図 1



【図 2】

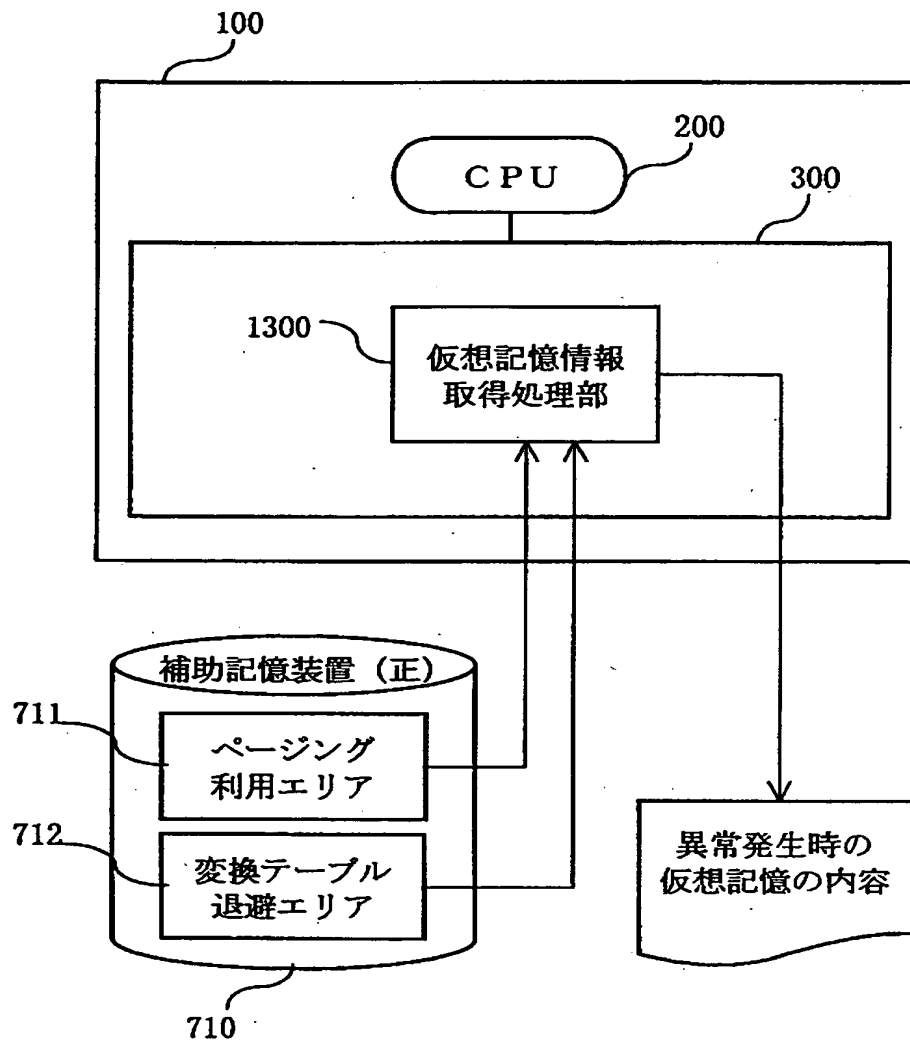


【図 3】



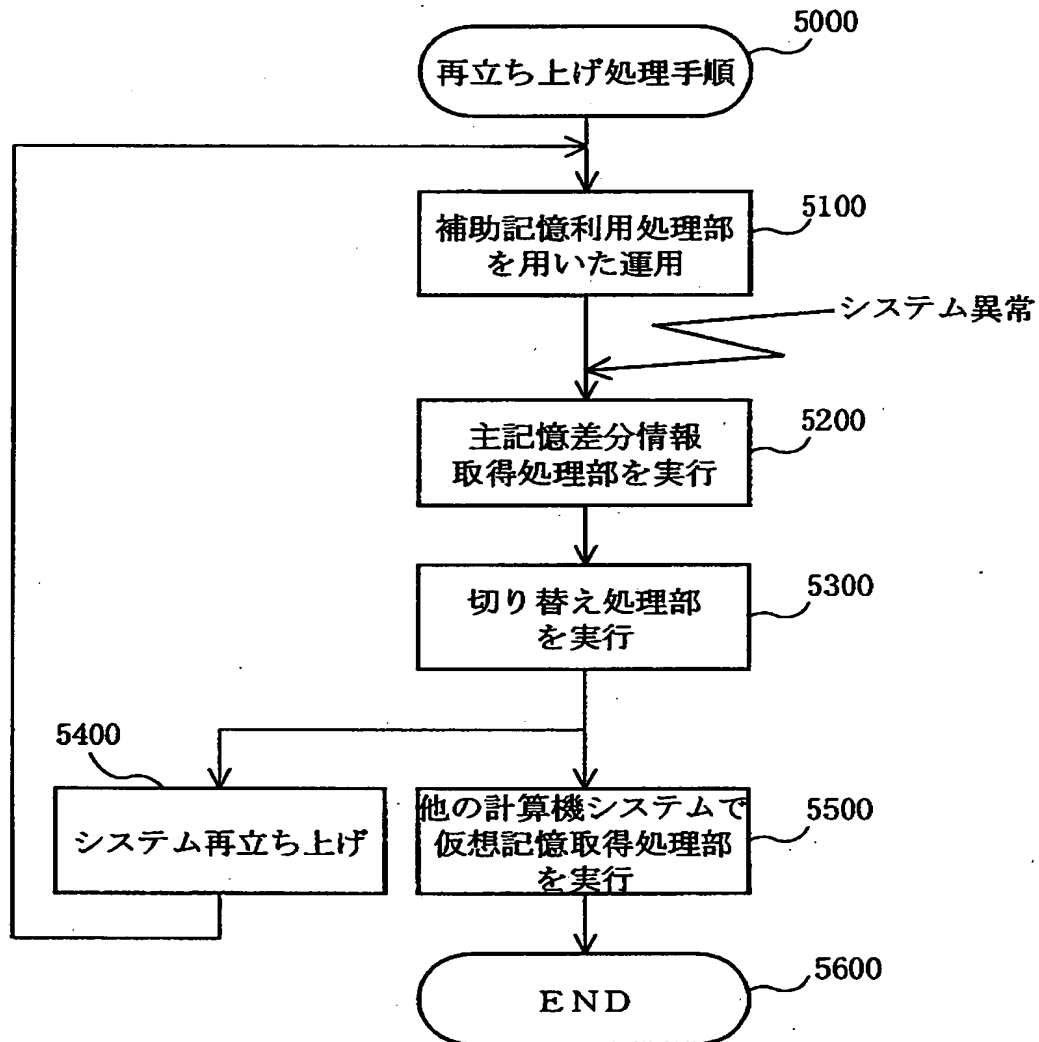
【図 4】

図 4



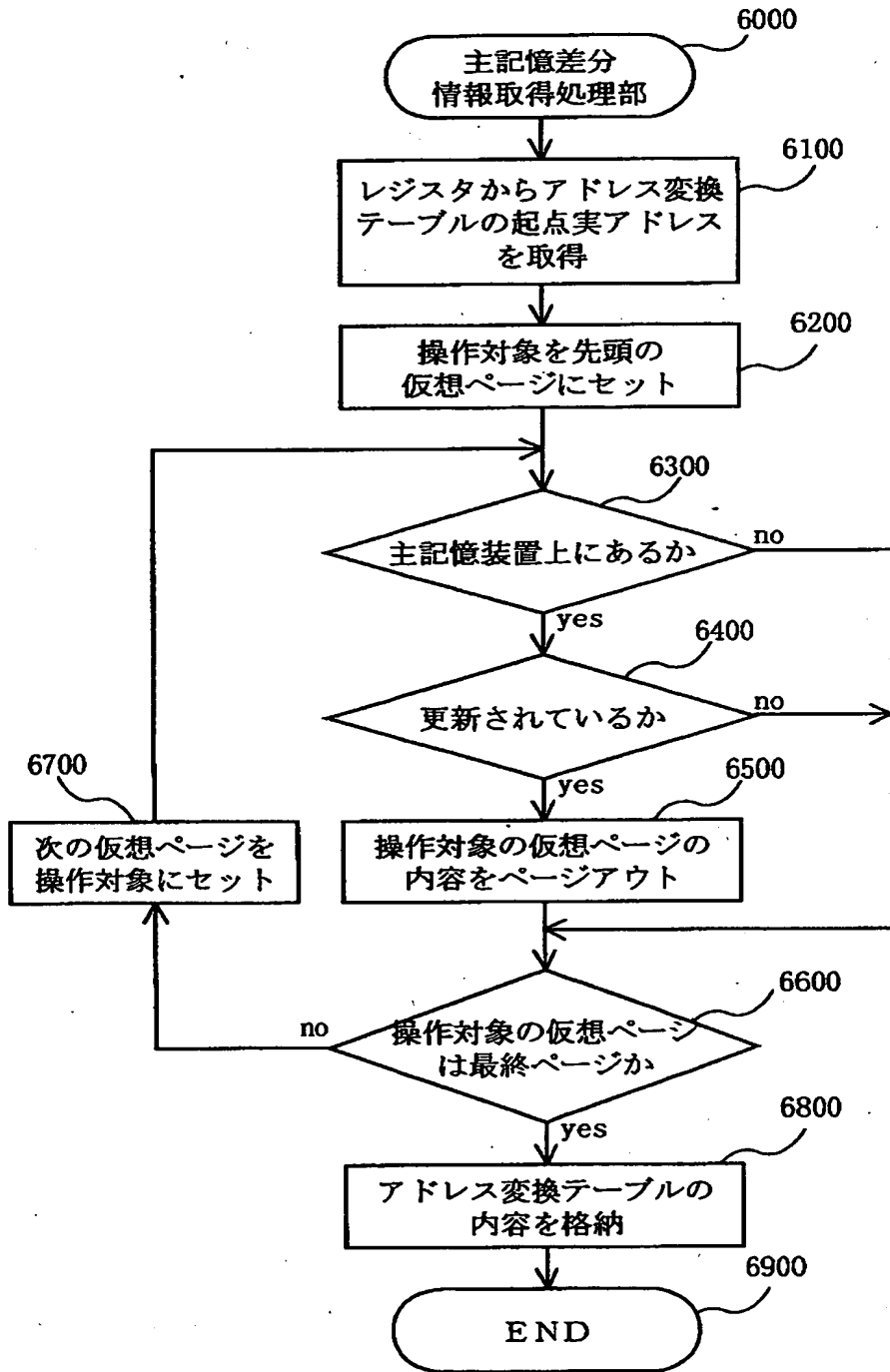
【図 5】

図 5



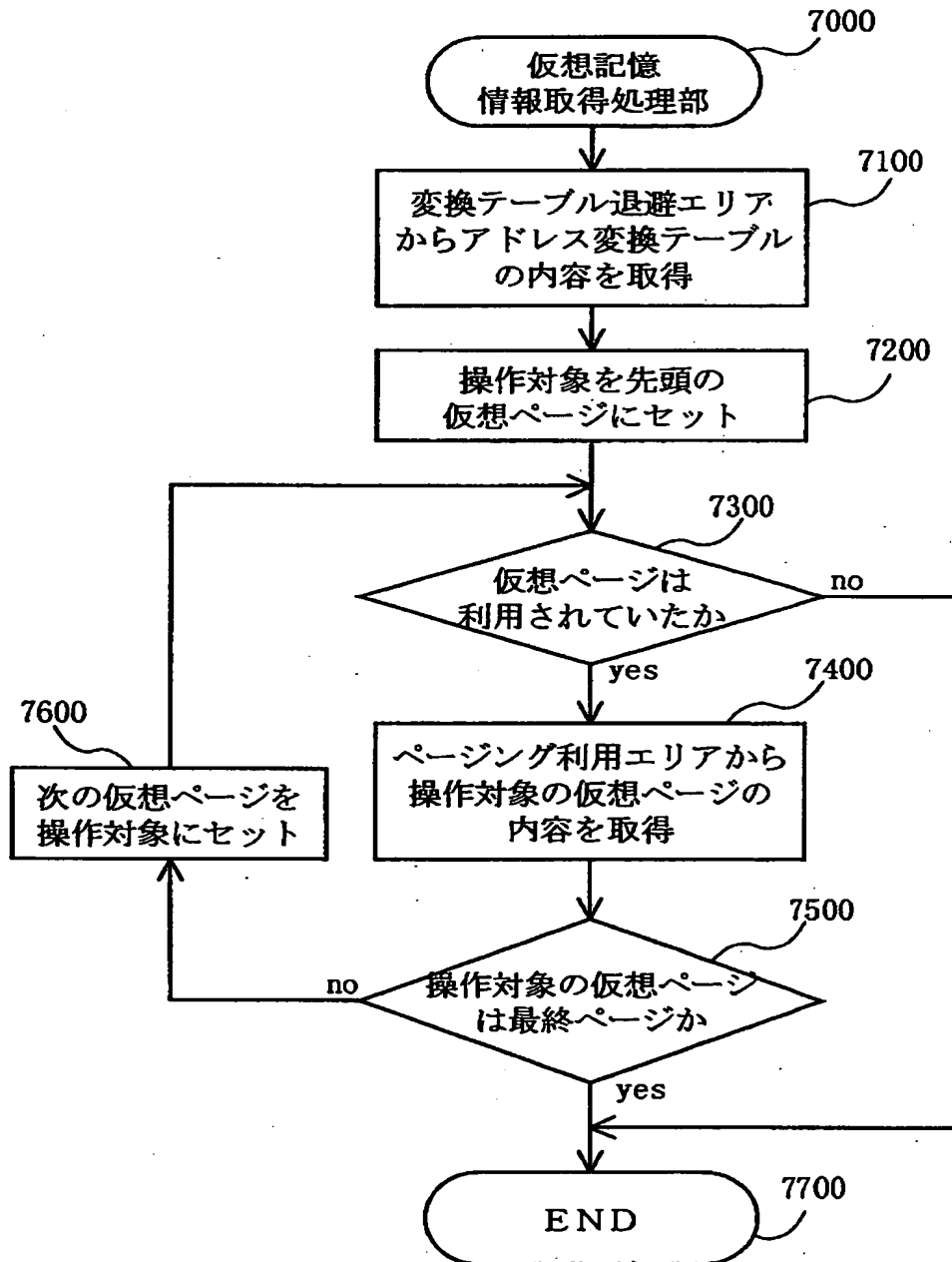
【図 6】

図 6



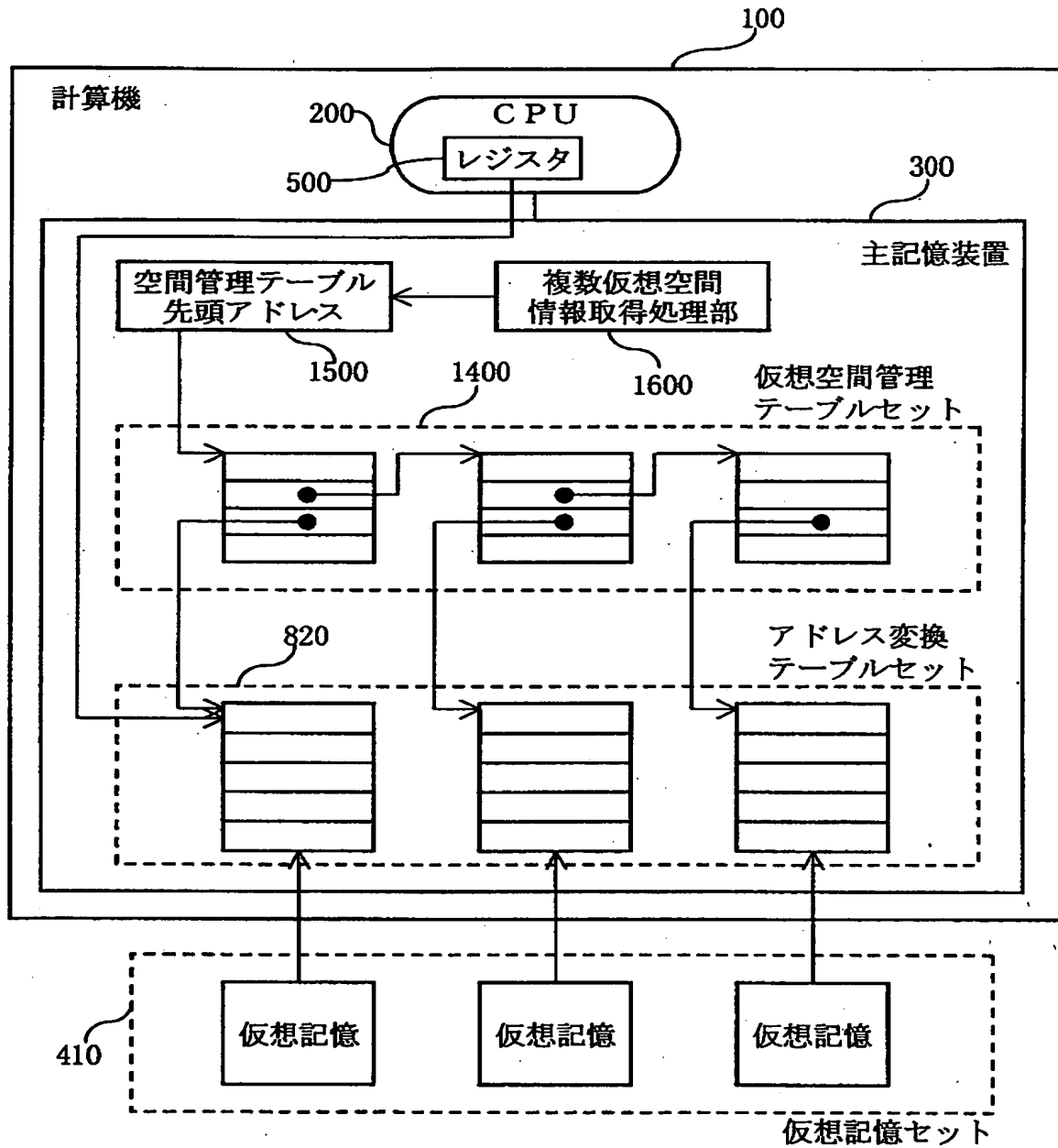
【図 7】

図 7



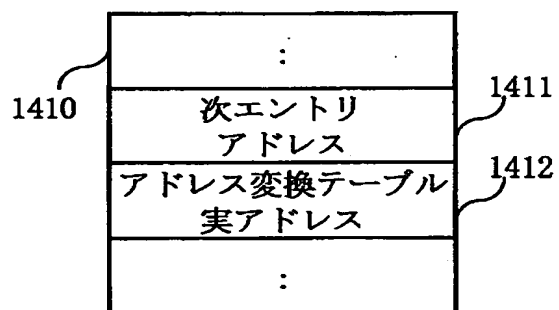
【図 8】

図 8



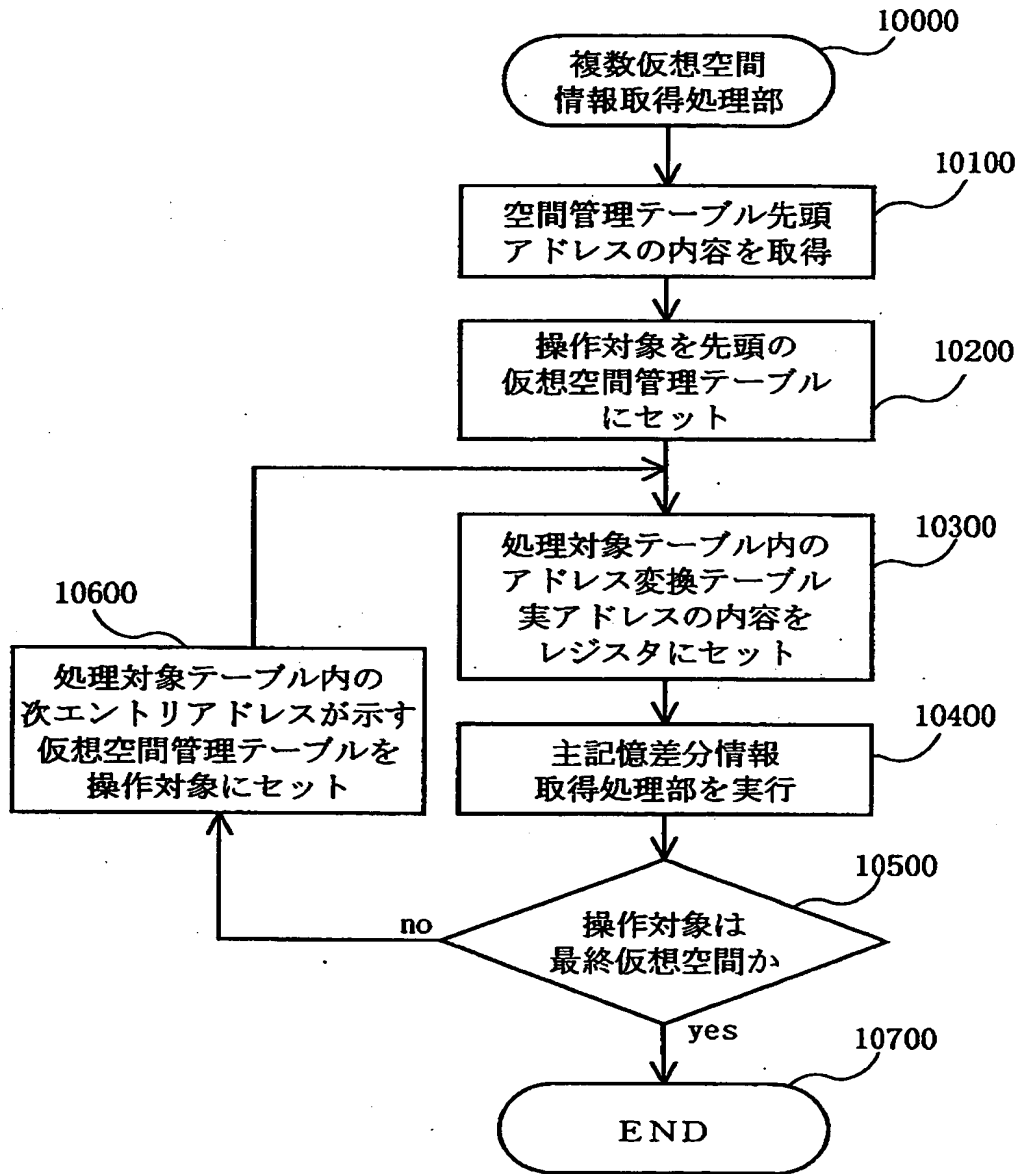
【図 9】

図 9



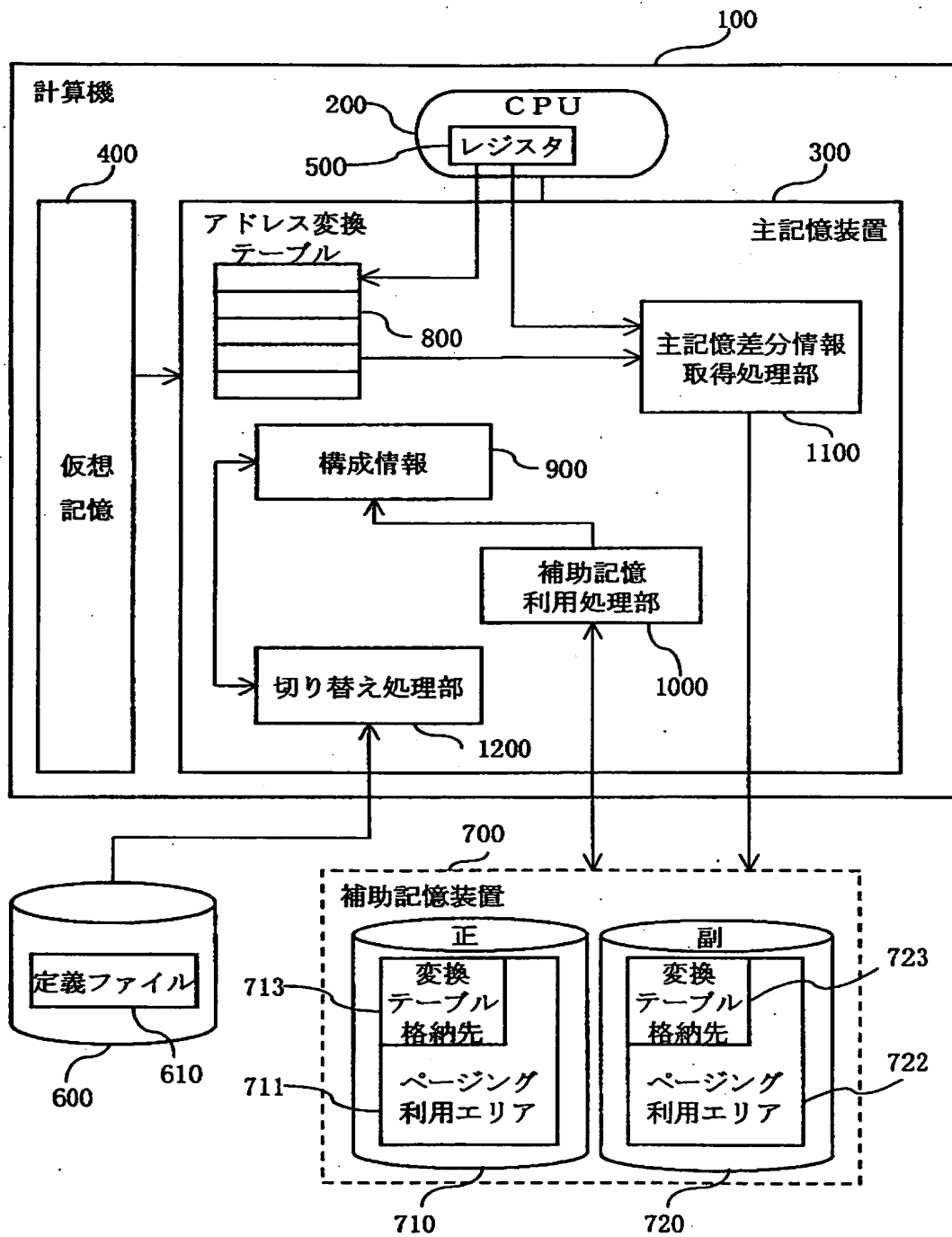
【図 1 0】

図 10



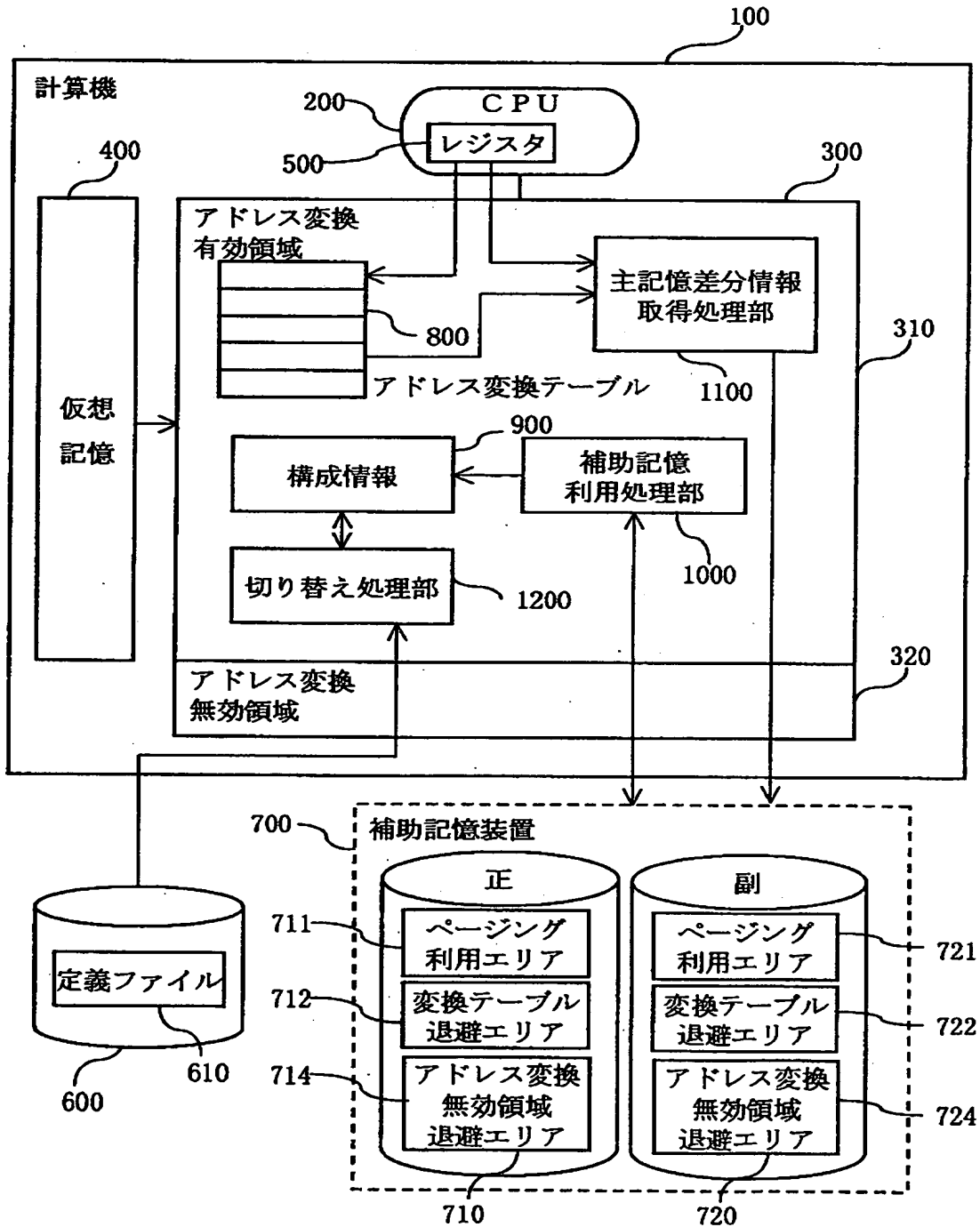
【図 11】

図 11



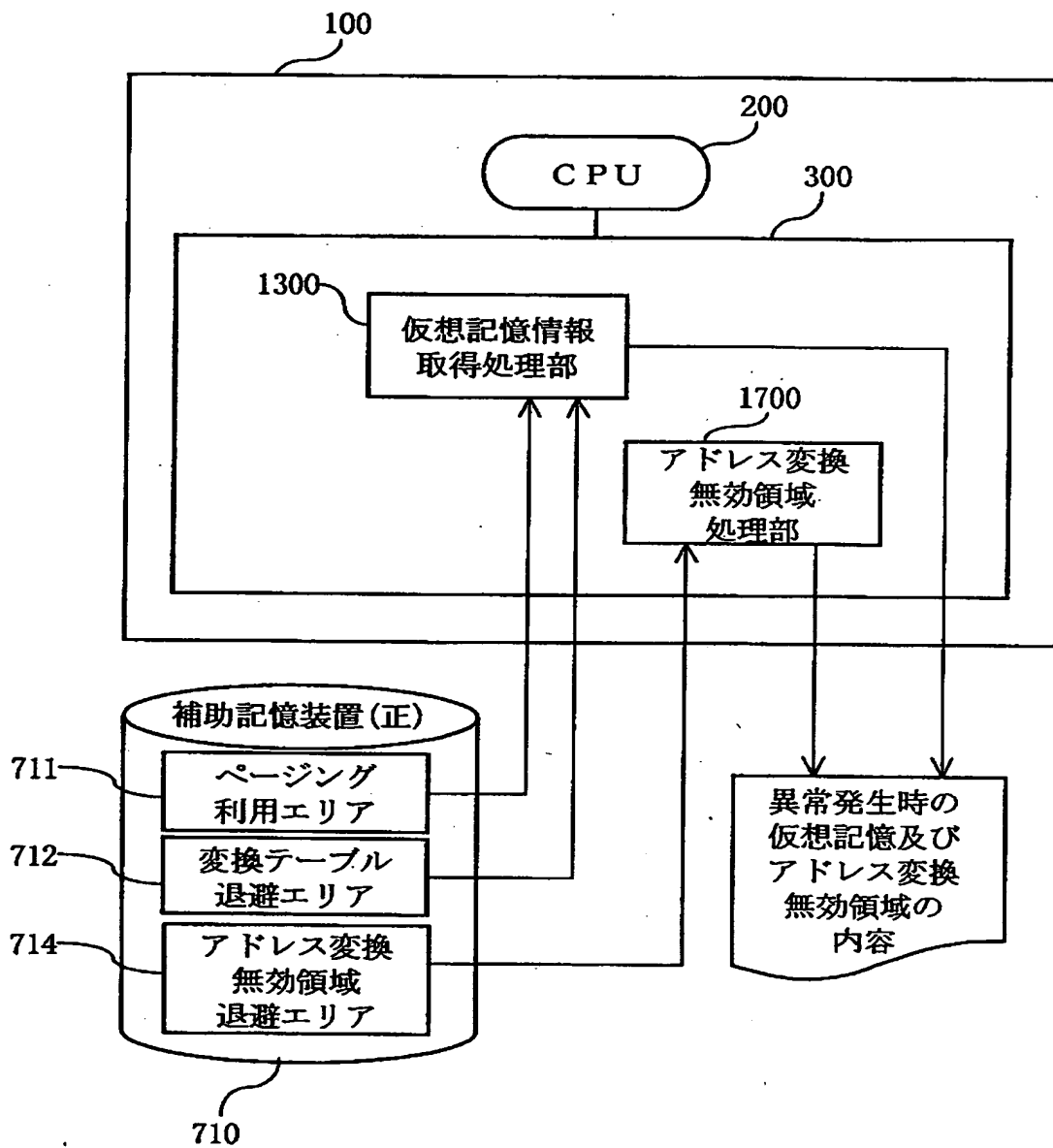
【図12】

図 12



【図 13】

図 13



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 計算機システムにシステム障害が発生した時に、原因の解析をするために取得するダンプ情報の採取時間が長大化し、それによって、システム再立ち上げまでに要する時間が延びるという課題があった。

【解決手段】 仮想記憶管理を用いた計算機システムにおいて、ページングで利用していた補助記憶装置の内容を利用することで、システムに異常が発生したときの補助記憶装置の内容の一部のみを出力することでダンプ情報を取得できるため、計算機システムの再立ち上げをし、業務を再開するまでの時間を短縮する。更に、ダンプ情報を取得するために特別な外部記憶装置を設ける必要がないため、計算機資源の効率化を図れる。

【選択図】 図 1

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [000005108]

1. 変更年月日 1990年 8月31日

[変更理由] 新規登録

住 所 東京都千代田区神田駿河台4丁目6番地

氏 名 株式会社日立製作所